

Theoretische Informatik

Beweisideen 101

1 Grundbegriffe

Für eine Menge A bezeichnet $|A|$ die Kardinalität von A und $\mathcal{P}(A) = \{S \mid S \subseteq A\}$ die Potenzmenge von A .

In diesem Kurs definieren wir $\mathbb{N} = \{0, 1, 2, \dots\}$.

1.1 Alphabet

Definition Alphabet

Eine endliche, nichtleere Menge Σ heisst **Alphabet**. Die Elemente eines Alphabets werden **Buchstaben (Zeichen, Symbole)** genannt.

Beispiele

- $\Sigma_{\text{bool}} = \{0, 1\}$
- $\Sigma_{\text{lat}} = \{a, \dots, z\}$
- $\Sigma_{\text{Tastatur}} = \Sigma_{\text{lat}} \cup \{A, \dots, Z, _, >, <, (,), \dots, !\}$
- $\Sigma_{\text{logic}} = \{0, 1, (,), \wedge, \vee, \neg\}$
- $\Sigma_{abc} = \{a, b, c\}$ (**unser Beispiel für weitere Definitionen**)

1.2 Wort

Definition Wort

- Sei Σ ein Alphabet. Ein **Wort** über Σ ist eine endliche (eventuell leere) Folge von Buchstaben aus Σ .
- Das **leere Wort** λ ist die leere Buchstabenfolge.
- Die **Länge** $|w|$ eines Wortes w ist die Länge des Wortes als Folge, i.e. die Anzahl der Vorkommen von Buchstaben in w .
- Σ^* ist die Menge aller Wörter über Σ . $\Sigma^+ := \Sigma^* \setminus \{\lambda\}$ ist Menge aller nichtleeren Wörter über Σ .
- Seien $x \in \Sigma^*$ und $a \in \Sigma$. Dann ist $|x|_a$ definiert als die Anzahl der Vorkommen von a in x .

Achtung Metavariablen! I.e. Das a in der Definition ist steht für einen beliebigen Buchstaben aus Σ und **nicht** nur für den Buchstaben 'a', der in Σ sein könnte.

Bemerkungen

- Wir schreiben Wörter ohne Komma, i.e. eine Folge x_1, x_2, \dots, x_n schreiben wir $x_1x_2\dots x_n$.
- $|\lambda| = 0$ aber $|_| = 1$ von Σ_{Tastatur} .
- Der Begriff **Wort** als Fachbegriff der Informatik entspricht **nicht** der Bedeutung des Begriffs Wort in natürlichen Sprachen!
- E.g. Mit $_$ kann der Inhalt eines Buches oder ein Programm als ein Wort über Σ_{Tastatur} betrachtet werden.

Beispiel Verschiedene Wörter über Σ_{abc} :

$a, aa, aba, cba, caaaab$ etc.

Die **Verkettung (Konkatenation)** für ein Alphabet Σ ist eine Abbildung $\text{Kon}: \Sigma^* \times \Sigma^* \rightarrow \Sigma^*$, so dass

$$\text{Kon}(x, y) = x \cdot y = xy$$

für alle $x, y \in \Sigma^*$.

- Die Verkettung Kon (i.e. Kon von einem Kon (über das gleiche Alphabet Σ)) ist eine assoziative Operation über Σ^* .

$$\text{Kon}(u, \text{Kon}(v, w)) = \text{Kon}(\text{Kon}(u, v), w), \quad \forall u, v, w \in \Sigma^*$$

- $x \cdot \lambda = \lambda \cdot x = x, \quad \forall x \in \Sigma^*$

- $\implies (\Sigma^*, \text{Kon})$ ist ein Monoid mit neutralem Element λ .
- Kon nur kommutativ, falls $|\Sigma| = 1$.
- $|xy| = |x \cdot y| = |x| + |y|$. (Wir schreiben ab jetzt xy statt $\text{Kon}(x, y)$)

Beispiel

Wir betrachten wieder Σ_{abc} . Sei $x = abba$, $y = cbcbc$, $z = aaac$.

- $\text{Kon}(x, \text{Kon}(y, z)) = \text{Kon}(x, yz) = xyz = abbacbcbaaac$
- $|xy| = |abbacbc| = 9 = 4 + 5 = |abba| + |cbcbc| = |x| + |y|$

Für ein Wort $a = a_1 a_2 \dots a_n$, wobei $\forall i \in \{1, 2, \dots, n\}. a_i \in \Sigma$, bezeichnet $a^R = a_n a_{n-1} \dots a_1$ die **Umkehrung (Reversal)** von a .

Sei Σ ein Alphabet. Für alle $x \in \Sigma^*$ und alle $i \in \mathbb{N}$ definieren wir die i -te **Iteration** x^i von x als

$$x^0 = \lambda, x^1 = x \text{ und } x^i = x x^{i-1}.$$

Beispiel

Wir betrachten wieder Σ_{abc} . Sei $x = abba$, $y = cbcbc$, $z = aaac$.

- $z^R = (aaac)^R = caaa$
- $x^R = (abba)^R = abba$
- $x^0 = \lambda$
- $y^2 = yy^{2-1} = yy = cbcbccbc$
- $z^3 = zz^2 = zzz = aaacaaacaaac$
- $(x^R z^R)^R = ((abba)^R (aaac)^R)^R = (abbacaaa)^R = aaacabba$

Seien $v, w \in \Sigma^*$ für ein Alphabet Σ .

- v heisst ein **Teilwort** von $w \iff \exists x, y \in \Sigma^* : w = xvy$
- v heisst ein **Präfix** von $w \iff \exists y \in \Sigma^* : w = vy$
- v heisst ein **Suffix** von $w \iff \exists x \in \Sigma^* : w = xv$
- $v \neq \lambda$ heisst ein **echtes** Teilwort (Präfix, Suffix) von $w \iff v \neq w$ und v Teilwort (Präfix, Suffix) von w

Beispiel

Wir betrachten wieder Σ_{abc} . Sei $x = abba$, $y = cbcbc$, $z = aaac$.

- bc ist ein echtes Suffix von y
- $abba$ ist kein echtes Teilwort von x .
- $cbcb$ ist ein echtes Teilwort und echtes Präfix von y .
- ac ist ein echtes Suffix.
- $abba$ ist ein Suffix, Präfix und Teilwort von x .

Aufgabe 1

Sei Σ ein Alphabet und sei $w \in \Sigma^*$ ein Wort der Länge $n \in \mathbb{N} \setminus \{0\}$. Wie viele unterschiedliche Teilwörter kann w höchstens haben?

Lösung

Wir haben $w = w_1 w_2 \dots w_n$ mit $w_i \in \Sigma$ für $i = 1, \dots, n$. Wie viele Teilwörter beginnen mit w_1 ? Wie viele Teilwörter beginnen mit w_2 ?

Wir haben also $n + (n-1) + \dots + 1 = \frac{n(n+1)}{2}$ Teilwörter. Etwas fehlt aber in unserer Berechnung...

Das leere Wort λ ist auch ein Teilwort! Also haben wir $\frac{n(n+1)}{2} + 1$ Teilwörter.

Aufgabe 2

Sei $\Sigma = \{a, b, c\}$ und $n \in \mathbb{N}$. Bestimme die Anzahl der Wörter aus Σ^n , die das Teilwort a enthalten.

Lösung

In solchen Aufgaben ist es manchmal einfach, das Gegenteil zu berechnen und so auf die Lösung zu kommen. Wie viele Wörter aus Σ^n enthalten das Teilwort a **nicht**?

Da wir jetzt die Anzahl Wörter der Länge n wollen, die nur b und c enthalten, kommen wir auf $|\{b, c\}|^n = 2^n$.

Daraus folgt, dass genau $|\Sigma|^n - 2^n = 3^n - 2^n$ Wörter das Teilwort a enthalten.

Aufgabe 3

Sei $\Sigma = \{a, b, c\}$ und $n \in \mathbb{N} \setminus \{0\}$. Bestimme die Anzahl der Wörter aus Σ^n , die das Teilwort aa nicht enthalten.

Lösung

Wir bezeichnen die Menge aller Wörter mit Länge n über Σ , die aa nicht enthalten als L_n .

Schauen wir mal die ersten zwei Fälle an:

- $L_1 = \{a, b, c\} \implies |L_1| = 3$
- $L_2 = \{ab, ac, ba, bb, bc, ca, cb, cc\} \implies |L_2| = 8$

Nun können wir für $m \geq 3$ jedes Wort $w \in L_m$ als Konkatination $w = x \cdot y \cdot z$ schreiben, wobei wir zwei Fälle unterscheiden:

(a) $z \neq a$

In diesem Fall kann $y \in \{a, b, c\}$ sein, ohne dass die Teilfolge aa entsteht und somit ist xy ein beliebiges Wort aus L_{m-1} .

Dann könnten wir alle Wörter in diesem Case durch $L_{m-1} \cdot \{b, c\}$ beschreiben, was uns die Kardinalität $2 \cdot |L_{m-1}|$ gibt.

(b) $z = a$

In diesem Fall muss $y \neq a$ sein, da sonst aa entstehen würde.

Somit kann xy nur in b oder c enden. x kann aber ein beliebiges Wort der Länge $m-2$ sein.

Deshalb können wir alle Wörter in diesem Case durch $L_{m-2} \cdot \{b, c\} \cdot \{a\}$ beschreiben. Kardinalität: $2 \cdot |L_{m-2}|$.

Daraus folgt

$$|L_n| = \begin{cases} 3 & n = 1 \\ 8 & n = 2 \\ 2|L_{n-1}| + 2|L_{n-2}| & n \geq 3 \end{cases}$$

Sei $\Sigma = \{s_1, s_2, \dots, s_m\}$, $m \geq 1$, ein Alphabet und sei $s_1 < s_2 < \dots < s_m$ eine Ordnung auf Σ . Wir definieren die **kanonische Ordnung** auf Σ^* für $u, v \in \Sigma^*$ wie folgt:

$$u < v \iff |u| < |v| \vee (|u| = |v| \wedge u = x \cdot s_i \cdot u' \wedge x \cdot s_j \cdot v') \\ \text{für irgendwelche } x, u', v' \in \Sigma^* \text{ und } i < j.$$

Sei $\Sigma_{abc} = \{a, b, c\}$ und wir betrachten folgende Ordnung auf Σ_{abc} : $c < a < b$.

Was wäre die kanonische Ordnung folgender Wörter?

$c, abc, aaac, aaab, bacc, a, \lambda$

$\lambda, c, a, abc, aaac, aaab, bacc$

1.3 Sprache

Eine **Sprache** L über einem Alphabet Σ ist eine Teilmenge von Σ^* .

- Das Komplement L^c der Sprache L bezüglich Σ ist die Sprache $\Sigma^* \setminus L$.
- $L_\emptyset = \emptyset$ ist die **leere Sprache**.
- $L_\lambda = \{\lambda\}$ ist die einelementige Sprache, die nur aus dem leeren Wort besteht.

Konkatenation von Sprachen

Sind L_1 und L_2 Sprachen über Σ , so ist

$$L_1 \cdot L_2 = L_1 L_2 = \{vw \mid v \in L_1 \text{ und } w \in L_2\}$$

die **Konkatenation** von L_1 und L_2 .

Ist L eine Sprache über Σ , so definieren wir

$$L^0 := L_\lambda \text{ und } L^{i+1} := L^i \cdot L \text{ für alle } i \in \mathbb{N},$$

$$L^* = \bigcup_{i \in \mathbb{N}} L^i \text{ und } L^+ = \bigcup_{i \in \mathbb{N} \setminus \{0\}} L^i = L \cdot L^*.$$

L^* nennt man den **Kleene'schen Stern** von L .

Man bemerke, dass $\Sigma^i = \{x \in \Sigma^* \mid |x| = i\}$, $L_\emptyset L = L_\emptyset = \emptyset$ und $L_\lambda \cdot L = L$.

Mögliche Sprachen über Σ_{abc}

- $L_1 = \emptyset$
- $L_2 = \{\lambda\}$
- $L_3 = \{\lambda, ab, baca\}$
- $L_4 = \Sigma_{abc}^*$, $L_5 = \Sigma_{abc}^+$, $L_6 = \Sigma_{abc}$ oder $L_7 = \Sigma_{abc}^{27}$
- $L_8 = \{c\}^* = \{c^i \mid i \in \mathbb{N}\}$
- $L_9 = \{a^p \mid p \text{ ist prim.}\}$
- $L_{10} = \{c^i a^{3i^2} b a^i c \mid i \in \mathbb{N}\}$

λ ist ein Wort über jedes Alphabet. Aber es muss nicht in jeder Sprache enthalten sein!

Seien L_1 , L_2 und L_3 Sprachen über einem Alphabet Σ . Dann gilt

$$L_1 L_2 \cup L_1 L_3 = L_1 (L_2 \cup L_3) \tag{1}$$

$$L_1 (L_2 \cap L_3) \subseteq L_1 L_2 \cap L_1 L_3 \tag{2}$$

Weshalb nicht '=' bei (2)?

Sei $\Sigma = \Sigma_{\text{bool}} = \{0, 1\}$, $L_1 = \{\lambda, 1\}$, $L_2 = \{0\}$ und $L_3 = \{10\}$.

Dann haben wir $L_1(L_2 \cap L_3) = \emptyset \neq \{10\} = L_1L_2 \cap L_1L_3$.

Beweise im Buch/Vorlesung

Homomorphismus

Seien Σ_1 und Σ_2 zwei beliebige Alphabete. Ein Homomorphismus von Σ_1^* nach Σ_2^* ist jede Funktion $h : \Sigma_1^* \rightarrow \Sigma_2^*$ mit den folgenden Eigenschaften:

- (i) $h(\lambda) = \lambda$ und
- (ii) $h(uv) = h(u) \cdot h(v)$ für alle $u, v \in \Sigma_1^*$.

Wir können Probleme etc. in anderen Alphabeten kodieren. So wie wir verschiedenste Konzepte, die wir auf Computer übertragen in Σ_{bool} kodieren.

2 Algorithmische Probleme

Mathematische Definition folgt in Kapitel 4 (Turingmaschinen).

Algorithmen - Provisorische Definition

Vorerst betrachten wir Programme, die **für jede zulässige Eingabe halten und eine Ausgabe liefern**, als Algorithmen.

Wir betrachten ein Programm (Algorithmus) A als Abbildung $A : \Sigma_1^* \rightarrow \Sigma_2^*$ für beliebige Alphabete Σ_1 und Σ_2 . Dies bedeutet, dass

- (i) die Eingaben als Wörter über Σ_1 kodiert sind,
- (ii) die Ausgaben als Wörter über Σ_2 kodiert sind und
- (iii) A für jede Eingabe eine eindeutige Ausgabe bestimmt.

A und B äquivalent \iff Eingabealphabet Σ gleich, $A(x) = B(x), \forall x \in \Sigma^*$

Ie. diese Notion von "Äquivalenz" bezieht sich nur auf die Ein und Ausgabe.

Entscheidungsproblem

Das **Entscheidungsproblem** (Σ, L) für ein gegebenes Alphabet Σ und eine gegebene Sprache $L \subseteq \Sigma^*$ ist, für jedes $x \in \Sigma^*$ zu entscheiden, ob

$$x \in L \text{ oder } x \notin L.$$

Ein Algorithmus A **löst** das Entscheidungsproblem (Σ, L) , falls für alle $x \in \Sigma^*$ gilt:

$$A(x) = \begin{cases} 1, & \text{falls } x \in L, \\ 0, & \text{falls } x \notin L. \end{cases}$$

Wir sagen auch, dass A die Sprache L erkennt.

Rekursive Sprachen

Wenn für eine Sprache L ein Algorithmus existiert, der L erkennt, sagen wir, dass L **rekursiv** ist.

Wir sind oft an spezifischen Eigenschaften von Wörtern aus Σ^* interessiert, die wir mit einer Sprache $L \subseteq \Sigma^*$ beschreiben können.

Dabei sind dann L die Wörter, die die Eigenschaft haben und $L^c = \Sigma^* \setminus L$ die Wörter, die diese Eigenschaft nicht haben.

Jetzt ist die allgemeine Formulierung von Vorteil!

i. Primzahlen finden:

Entscheidungsproblem $(\Sigma_{\text{bool}}, L_p)$ wobei
 $L_p = \{x \in (\Sigma_{\text{bool}})^* \mid \text{Nummer}(x) \text{ ist prim}\}.$

ii. Syntaktisch korrekte Programme:

Entscheidungsproblem $(\Sigma_{\text{Tastatur}}, L_{C++})$ wobei
 $L_{C++} = \{x \in (\Sigma_{\text{Tastatur}})^* \mid x \text{ ist ein syntaktisch korrektes C++ Programm}\}.$

iii. Hamiltonkreise finden:

Entscheidungsproblem (Σ, HK) wobei $\Sigma = \{0, 1, \#\}$ und
 $\text{HK} = \{x \in \Sigma^* \mid x \text{ kodiert einen Graphen, der einen Hamiltonkreis enthält.}\}$

Äquivalenzprobleme \subset Entscheidungsprobleme

Seien Σ und Γ zwei Alphabete.

- Wir sagen, dass ein Algorithmus A eine **Funktion (Transformation)** $f : \Sigma^* \rightarrow \Gamma^*$ **berechnet (realisiert)**, falls

$$A(x) = f(x) \text{ für alle } x \in \Sigma^*$$

- Sei $R \subseteq \Sigma^* \times \Gamma^*$ eine Relation in Σ^* und Γ^* . Ein Algorithmus A **berechnet** R (bzw. **löst das Relationsproblem** R), falls für jedes $x \in \Sigma^*$, für das ein $y \in \Gamma^*$ mit $(x, y) \in R$ existiert, gilt:

$$(x, A(x)) \in R$$

Optimierungsproblem

Ein **Optimierungsproblem** ist ein 6-Tupel $\mathcal{U} = (\Sigma_I, \Sigma_O, L, M, \text{cost}, \text{goal})$, wobei:

- (i) Σ_I ist ein Alphabet (genannt **Eingabealphabet**),
- (ii) Σ_O ist ein Alphabet (genannt **Ausgabealphabet**),
- (iii) $L \subseteq \Sigma_I^*$ ist die Sprache der **zulässigen Eingaben** (als Eingaben kommen nur Wörter in Frage, die eine sinnvolle Bedeutung haben). Ein $x \in L$ wird ein **Problemfall (Instanz)** von \mathcal{U} genannt.
- (iv) M ist eine Funktion von L nach $\mathcal{P}(\Sigma_O^*)$, und für jedes $x \in L$ ist $M(x)$ die **Menge der zulässigen Lösungen für** x ,
- (v) **cost** ist eine Funktion, **cost**: $\bigcup_{x \in L} (\mathcal{M}(x) \times \{x\}) \rightarrow \mathbb{R}^+$, genannt **Kostenfunktion**,
- (vi) **goal** $\in \{\text{Minimum}, \text{Maximum}\}$ ist das **Optimierungsziel**.

Eine zulässige Lösung $\alpha \in \mathcal{M}(x)$ heisst **optimal** für den Problemfall x des Optimierungsproblems \mathcal{U} , falls

$$\text{cost}(\alpha, x) = \mathbf{Opt}_{\mathcal{U}}(x) = \text{goal}\{\text{cost}(\beta, x) \mid \beta \in \mathcal{M}(x)\}.$$

Ein Algorithmus A **löst** \mathcal{U} , falls für jedes $x \in L$

- (i) $A(x) \in \mathcal{M}(x)$
- (ii) $\text{cost}(A(x), x) = \text{goal}\{\text{cost}(\beta, x) \mid \beta \in \mathcal{M}(x)\}.$

3 Kolmogorov Komplexität

3.1 Theorie

Algorithmen generieren Wörter

Sei Σ ein Alphabet und $x \in \Sigma^*$. Wir sagen, dass ein Algorithmus A das Wort x **generiert**, falls A für die Eingabe λ die Ausgabe x liefert.

Beispiel:

```

 $A_n$ : begin
        for  $i = 1$  to  $n$ ;
            write(01);
        end

```

A_n generiert $(01)^n$.

Aufzählungsalgorithmus

Sei Σ ein Alphabet und sei $L \subseteq \Sigma^*$. A ist ein **Aufzählungsalgorithmus für L** , falls A für jede Eingabe $n \in \mathbb{N} \setminus \{0\}$ die Wortfolge x_1, \dots, x_n ausgibt, wobei x_1, \dots, x_n die kanonisch n ersten Wörter in L sind.

Aufgabe 2.21

Beweisen Sie, dass eine Sprache L genau dann rekursiv ist, wenn ein Aufzählungsalgorithmus für L existiert.

Das **Entscheidungsproblem** (Σ, L) für ein gegebenes Alphabet Σ und eine gegebene Sprache $L \subseteq \Sigma^*$ ist, für jedes $x \in \Sigma^*$ zu entscheiden, ob

$$x \in L \text{ oder } x \notin L.$$

Ein Algorithmus A **löst** das Entscheidungsproblem (Σ, L) , falls für alle $x \in \Sigma^*$ gilt:

$$A(x) = \begin{cases} 1, & \text{falls } x \in L, \\ 0, & \text{falls } x \notin L. \end{cases}$$

Wir sagen auch, dass A die Sprache L erkennt.

L rekursiv (\implies) existiert Aufzählungsalgorithmus:

Sei A ein Algorithmus, der L erkennt. Wir beschreiben nun einen Aufzählungsalgorithmus B konstruktiv.

Algorithm 1 $B(\Sigma, n)$

```

i ← 0
while i ≤ n do
  w ← kanonisch nächstes Wort über  $\Sigma^*$ 
  if  $A(w) = 1$  then
    print(w)
    i ← i + 1
  end if
end while

```

Aufzählungsalgorithmus $B \implies L$ rekursiv:

Algorithm 2 $A(\Sigma, w)$

```

n ←  $|\Sigma|^{|w|+1}$ 
L ←  $B(\Sigma, n)$ 
if  $w \in L$  then
  print(1)
else
  print(0)
end if

```

Es gibt ein kleines Problem. B könnte unendlich lange laufen, falls $n > |L|$.

Es sollte nicht so schwierig sein, B zu modifizieren, dass es die Berechnung aufhört, falls es keine weiteren Wörter in L gibt.

Information messen Wir beschränken uns auf Σ_{bool}

Kolmogorov-Komplexität

Für jedes Wort $x \in (\Sigma_{\text{bool}})^*$ ist die **Kolmogorov-Komplexität** $K(x)$ **des Wortes** x das Minimum der binären Längen, der Pascal-Programme, die x generieren.

$K(x)$ ist die kürzestmögliche Länge einer Beschreibung von x .

Die einfachste (und triviale) Beschreibung von x , ist wenn man x direkt angibt.

x kann aber eine Struktur oder Regelmässigkeit haben, die eine Komprimierung erlaubt.

Welche Programmiersprache gewählt wird verändert die Kolmogorov-Komplexität nur um eine Konstante. (Satz 2.1)

Beispiel

Sei $w = 01$. Die Länge von w ist $|w| = 40$ und die triviale Beschreibungslänge wäre wie gegeben 40.

Aber durch die Regelmässigkeit von einer 20-fachen Wiederholung der Sequenz 01, können w auch durch $(01)^{20}$ beschreiben. Hierbei ist die Beschreibungslänge ein wenig mehr als 4 Zeichen.

Grundlegende Resultate

Es existiert eine Konstante d , so dass für jedes $x \in (\Sigma_{\text{bool}})^*$

$$K(x) \leq |x| + d$$

Die **Kolmogorov-Komplexität einer natürlichen Zahl** n ist $K(n) = K(\text{Bin}(n))$.

Lemma 2.5 - Nichtkomprimierbar

Für jede Zahl $n \in \mathbb{N} \setminus \{0\}$ existiert ein Wort $w_n \in (\Sigma_{\text{bool}})^n$, so dass

$$K(w_n) \geq |w_n| = n$$

Beweis

Es gibt 2^n Wörter x_1, \dots, x_{2^n} über Σ_{bool} der Länge n . Wir bezeichnen $C(x_i)$ als den Bitstring des kürzesten Programms, der x_i generieren kann. Es ist klar, dass für $i \neq j : C(x_i) \neq C(x_j)$.

Die Anzahl der nichtleeren Bitstrings, i.e. der Wörter der Länge $< n$ über Σ_{bool} ist:

$$\sum_{i=1}^{n-1} 2^i = 2^n - 2 < 2^n$$

Also muss es unter den Wörtern x_1, \dots, x_{2^n} mindestens ein Wort x_k mit $K(x_k) \geq n$ geben. ■

Satz 2.1 - Programmiersprachen

Für jedes Wort $x \in (\Sigma_{\text{bool}})^*$ und jede Programmiersprache A sei $K_A(x)$ die Kolmogorov-Komplexität von x bezüglich der Programmiersprache A .

Seien A und B Programmiersprachen. Es existiert eine Konstante $c_{A,B}$, die nur von A und B abhängt, so dass

$$|K_A(x) - K_B(x)| \leq c_{A,B}$$

für alle $x \in (\Sigma_{\text{bool}})^*$.

Beweis im Buch/Vorlesung

Ein zufälliges Wort

Ein Wort $x \in (\Sigma_{\text{bool}})^*$ heisst **zufällig**, falls $K(x) \geq |x|$.

Eine Zahl n heisst **zufällig**, falls $K(n) = K(\text{Bin}(n)) \geq \lceil \log_2(n+1) \rceil - 1$.

Jede Binär-Darstellung beginnt immer mit einer 1, deshalb können wir die Länge der Binär-Darstellung um 1 verkürzen.

Zufälligkeit hier bedeutet, dass ein Wort völlig unstrukturiert ist und sich nicht komprimieren lässt. Es hat nichts mit Wahrscheinlichkeit zu tun.

Satz 2.2

Sei L eine Sprache über Σ_{bool} . Sei für jedes $n \in \mathbb{N} \setminus \{0\}$, z_n das n -te Wort in L bezüglich der kanonischen Ordnung. Wenn ein Programm A_L existiert, das das Entscheidungsproblem $(\Sigma_{\text{bool}}, L)$ löst, dann gilt für alle $n \in \mathbb{N} \setminus \{0\}$, dass

$$K(z_n) \leq \lceil \log_2(n+1) \rceil + c$$

wobei c eine von n unabhängige Konstante ist.

Beweisidee

Wir können aus A_L , ein Programm entwerfen, das das kanonisch n -te Wort generiert, indem wir in der kanonischen Reihenfolge alle Wörter $x \in (\Sigma_{\text{bool}})^*$ durchgehen und mit A_L entscheiden, ob $x \in L$. Dann können wir einen Counter c haben und den Prozess abbrechen, wenn der Counter $c = n$ wird und dann dieses Wort ausgeben.

Wir sehen, dass dieses Programm ausser der Eingabe n immer gleich ist. Sei die Länge dieses Programms c , dann können wir für das n -te Wort der Sprache L , z_n , die Kolmogorov-Komplexität auf n reduzieren, bzw:

$$K(z_n) \leq \lceil \log_2(n+1) \rceil + c$$

■

Primzahlsatz

Für jede positive ganz Zahl n sei $\text{Prim}(n)$ die Anzahl der Primzahlen kleiner gleich n .

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{\text{Prim}(n)}{n / \ln n} = 1$$

Nützliche Ungleichung

$$\ln n - \frac{3}{2} < \frac{n}{\text{Prim}(n)} < \ln n - \frac{1}{2}$$

für alle $n \geq 67$.

Lemma 2.6 - schwache Version des Primzahlsatzes

Sei n_1, n_2, n_3, \dots eine steigende unendliche Folge natürlicher Zahlen mit $K(n_i) \geq \lceil \log_2 n_i \rceil / 2$. Für jedes $i \in \mathbb{N} \setminus \{0\}$ sei q_i die grösste Primzahl, die die Zahl n_i teilt. Dann ist die Menge $Q = \{q_i \mid i \in \mathbb{N} \setminus \{0\}\}$ unendlich.

Beweis: Wir beweisen diese Aussage per Widerspruch:

Nehmen wir zum Widerspruch an, dass die Menge $Q = \{q_i \mid i \in \mathbb{N} \setminus \{0\}\}$ sei endlich.

Sei q_m die grösste Primzahl in Q . Dann können wir jede Zahl n_i eindeutig als

$$n_i = q_1^{r_{i,1}} \cdot q_2^{r_{i,2}} \cdot \dots \cdot q_m^{r_{i,m}}$$

für irgendwelche $r_{i,1}, r_{i,2}, \dots, r_{i,m} \in \mathbb{N}$ darstellen. Sei c die binäre Länge eines Programms, dass diese $r_{i,j}$ als Eingaben nimmt und n_i erzeugt (A ist für alle $i \in \mathbb{N}$ bis auf die Eingaben $r_{i,1}, \dots, r_{i,m}$ gleich).

Dann gilt:

$$K(n_i) \leq c + 8 \cdot (\lceil \log_2(r_{i,1} + 1) \rceil + \lceil \log_2(r_{i,2} + 1) \rceil + \dots + \lceil \log_2(r_{i,m} + 1) \rceil)$$

Die multiplikative Konstante 8 kommt daher, dass wir für die Zahlen $r_{i,1}, r_{i,2}, \dots, r_{i,m}$ dieselbe Kodierung, wie für den Rest des Programmes verwenden (z.B. ASCII-Kodierung), damit ihre Darstellungen eindeutig voneinander getrennt werden können. Weil $r_{i,j} \leq \log_2 n_i, \forall j \in \{1, \dots, m\}$ erhalten wir

$$K(n_i) \leq c + 8m \cdot \lceil \log_2(\log_2 n_i + 1) \rceil, \forall i \in \mathbb{N} \setminus \{0\}$$

Weil m und c Konstanten unabhängig von i sind, kann

$$\lceil \log_2 n_i \rceil / 2 \leq K(n_i) \leq c + 8m \cdot \lceil \log_2(\log_2 n_i + 1) \rceil$$

$$\lceil \log_2 n_i \rceil / 2 \leq c + 8m \cdot \lceil \log_2(\log_2 n_i + 1) \rceil$$

nur für endlich viele $i \in \mathbb{N} \setminus \{0\}$ gelten.

Dies ist ein Widerspruch!

Folglich ist die Menge Q unendlich. ■

3.2 How To Kolmogorov

Aufgabentyp 1

Sei $w_n = (010)^{3^{2n^3}} \in \{0,1\}^*$ für alle $n \in \mathbb{N} \setminus \{0\}$. Gib eine möglichst gute obere Schranke für die Kolmogorov-Komplexität von w_n an, gemessen in der Länge von w_n .

Lösung Typ 1

Wir zeigen ein Programm, dass n als Eingabe nimmt und w_n druckt:

```

Wn:      begin
           M := n;
           M := 2 × M × M × M;
           J := 1;
           for I = 1 to M
               J := J × 3;
           for I = 1 to J;
               write(010);
           end

```

Der einzige variable Teil dieses Algorithmus ist n . Der restliche Code ist von konstanter Länge. Die binäre Länge dieses Programms kann von oben durch

$$\lceil \log_2(n+1) \rceil + c$$

beschränkt werden, für eine Konstante c .

Somit folgt

$$K(w_n) \leq \log_2(n) + c'$$

Wir berechnen die Länge von w_n als $|w_n| = |010| \cdot 3^{2n^3} = 3^{2n^3+1}$.

Mit ein wenig umrechnen erhalten wir

$$n = \sqrt[3]{\frac{\log_3 |w_n| - 1}{2}}$$

und die obere Schranke

$$K(w_n) \leq \log_2 \left(\sqrt[3]{\frac{\log_3 |w_n| - 1}{2}} \right) + c' \leq \log_2 \log_3 |w_n| + c''$$

Aufgabentyp 2

Geben Sie eine unendliche Folge von Wörtern $y_1 < y_2 < \dots$ an, so dass eine Konstante $c \in \mathbb{N}$ existiert, so dass für alle $i \geq 1$

$$K(y_i) \leq \log_2 \log_2 \log_3 \log_2(|y_i|) + c$$

Lösung Typ 2

Wir definieren die Folge y_1, y_2, \dots mit $y_i = 0^{2^{3^{2^i}}}$ für alle $i \in \mathbb{N}$. Da $|y_i| < |y_{i+1}|$ folgt die geforderte Ordnung.

Es gilt

$$i = \log_2 \log_3 \log_2 |y_i| \text{ für } i \geq 1$$

Wir zeigen ein Programm, dass i als Eingabe nimmt und y_i druckt:

```

begin
  M := i;
  M := 2 ^ ( 3 ^ ( 2 ^ M ) );
  for I = 1 to M;
    write ( 010 );
  end

```

Das \wedge für die Exponentiation ist nicht Teil der originalen Pascal Syntax, aber wir verwenden es um unser Programm lesbarer zu machen.

Der einzige variable Teil dieses Programms ist das i . Der Rest hat konstante Länge. Demnach kann die Länge dieses Programms für eine Konstante c' durch

$$\lceil \log_2(i+1) \rceil + c'$$

von oben beschränkt werden.

Somit folgt

$$\begin{aligned} K(y_i) &\leq \log_2(i) + c \\ &\leq \log_2 \log_2 \log_3 \log_2 |y_i| + c \end{aligned}$$

für eine Konstante c .

Aufgabentyp 3

Sei $M = \{7^i \mid i \in \mathbb{N}, i \leq 2^n - 1\}$. Beweisen Sie, dass mindestens sieben Achtel der Zahlen in M Kolmogorov-Komplexität von mindestens $n - 3$ haben.

Lösung Typ 3

Wir zeigen, dass höchstens $\frac{1}{8}$ der Zahlen $x \in M$ eine Kolmogorov-Komplexität $K(x) \leq n - 4$ haben.

Nehmen wir zum Widerspruch an, dass M mehr als $\frac{1}{8}|M|$ Zahlen x enthält, mit $K(x) \leq n - 4$.

Die Programme, die diese Wörter generieren, müssen paarweise verschieden sein, da die Wörter paarweise verschieden sind.

Es gibt aber höchstens

$$\sum_{k=0}^{n-4} 2^k = 2^{n-3} - 1 < \frac{1}{8}|M|$$

Bitstrings mit Länge $\leq n - 4$. **Widerspruch.**

4 Beweisesammlung

Kapitel 2

Lemma 2.5

Für jede Zahl $n \in \mathbb{N}$ existiert ein Wort $w_n \in (\Sigma_{bool})^n$, so dass

$$K(w_n) \geq |w_n| = n$$

d.h., es existiert für jede Zahl n ein nichtkomprimierbares Wort der Länge n .

Beweis:

Es gibt 2^n Wörter x_1, \dots, x_{2^n} über Σ_{bool} der Länge n . Wir bezeichnen $C(x_i)$ als den Bitstring des kürzesten Programms, der x_i generieren kann. Es ist klar, dass für $i \neq j : C(x_i) \neq C(x_j)$.

Die Anzahl der Bitstrings, i.e. der Wörter der Länge $< n$ über Σ_{bool} ist:

$$\sum_{i=1}^{n-1} 2^i = 2^n - 2 < 2^n$$

Also muss es unter den Wörtern x_1, \dots, x_{2^n} mindestens ein Wort x_k mit $K(x_k) \geq n$ geben. ■

Satz 2.2

Sei L eine Sprache über Σ_{bool} . Sei, für jedes $n \in \mathbb{N} \setminus \{0\}$, z_n das n -te Wort in L bezüglich der kanonischen Ordnung. Wenn ein Programm A_L existiert, das das Entscheidungsproblem (Σ_{bool}, L) löst, dann gilt für alle $n \in \mathbb{N} \setminus \{0\}$, dass

$$K(z_n) \leq \lceil \log_2(n+1) \rceil + c$$

wobei c eine von n unabhängige Konstante ist.

Beweisidee:

Wir können aus A_L , ein Programm entwerfen, das das kanonisch n -te Wort generiert, indem wir in der kanonischen Reihenfolge alle Wörter $x \in (\Sigma_{bool})^*$ durchgehen und mit A_L entscheiden, ob $x \in L$. Dann können wir einen Counter c haben und den Prozess abbrechen, wenn der Counter $c = n$ wird und dann dieses Wort ausgeben.

Wir sehen, dass dieses Programm ausser der Eingabe n immer gleich ist. Sei die Länge dieses Programms c , dann können wir für das n -te Wort der Sprache L , z_n , die Kolmogorov-Komplexität auf n reduzieren, bzw:

$$K(z_n) \leq \lceil \log_2(n+1) \rceil + c$$
■

Lemma 2.6

Sei n_1, n_2, n_3, \dots eine steigende unendliche Folge natürlicher Zahlen mit $K(n_i) \geq \lceil \log_2 n_i \rceil / 2$. Für jedes $i \in \mathbb{N} \setminus \{0\}$ sei q_i die grösste Primzahl, die die Zahl n_i teilt. Dann ist die Menge $Q = \{q_i \mid i \in \mathbb{N} \setminus \{0\}\}$ unendlich.

Beweis: Wir beweisen diese Aussage per Widerspruch:

Nehmen wir zum Widerspruch an, dass die Menge $Q = \{q_i \mid i \in \mathbb{N} \setminus \{0\}\}$ sei endlich. Sei q_m die grösste Primzahl in Q . Dann können wir jede Zahl n_i eindeutig als

$$n_i = q_1^{r_{i,1}} \cdot q_2^{r_{i,2}} \cdot \dots \cdot q_m^{r_{i,m}}$$

für irgendwelche $r_{i,1}, r_{i,2}, \dots, r_{i,m} \in \mathbb{N}$ darstellen. Sei c die binäre Länge eines Programms, dass diese $r_{i,j}$ als Eingaben nimmt und n_i erzeugt (A ist für alle $i \in \mathbb{N}$ bis auf die Eingaben $r_{i,1}, \dots, r_{i,m}$ gleich).

Dann gilt:

$$K(n_i) \leq c + 8 \cdot (\lceil \log_2(r_{i,1} + 1) \rceil + \lceil \log_2(r_{i,2} + 1) \rceil + \dots + \lceil \log_2(r_{i,m} + 1) \rceil)$$

Die multiplikative Konstante 8 kommt daher, dass wir für die Zahlen $r_{i,1}, r_{i,2}, \dots, r_{i,m}$ dieselbe Kodierung, wie für den Rest des Programmes verwenden (z.B. ASCII-Kodierung), damit ihre Darstellungen eindeutig voneinander getrennt werden können. Weil $r_{i,j} \leq \log_2 n_i, \forall j \in \{1, \dots, m\}$ erhalten wir

$$K(n_i) \leq c + 8m \cdot \lceil \log_2(\log_2 n_i + 1) \rceil, \forall i \in \mathbb{N} \setminus \{0\}$$

Weil m und c Konstanten unabhängig von i sind, kann

$$\begin{aligned} \lceil \log_2 n_i \rceil / 2 &\leq K(n_i) \leq c + 8m \cdot \lceil \log_2(\log_2 n_i + 1) \rceil \\ \lceil \log_2 n_i \rceil / 2 &\leq c + 8m \cdot \lceil \log_2(\log_2 n_i + 1) \rceil \end{aligned}$$

nur für endlich viele $i \in \mathbb{N} \setminus \{0\}$ gelten.

Dies ist ein Widerspruch!

Folglich ist die Menge Q unendlich. ■

Kapitel 3**Lemma 3.3**

Sei $A = (Q, \Sigma, \delta_A, q_0, F)$ ein EA. Seien $x, y \in \Sigma^*, x \neq y$, so dass

$$\hat{\delta}_A(q_0, x) = p = \hat{\delta}_A(q_0, y)$$

für ein $p \in Q$ (also $x, y \in \text{Kl}[p]$). Dann existiert für jedes $z \in \Sigma^*$ ein $r \in Q$, so dass xz und $yz \in \text{Kl}[r]$, also gilt insbesondere

$$xz \in L(A) \iff yz \in L(A)$$

Beweis:

Aus der Existenz der Berechnungen

$(q_0, x) \mid_A^* (p, \lambda)$ und $(q_0, y) \mid_A^* (p, \lambda)$ von A folgt die Existenz der Berechnungen auf xz und yz :

$(q_0, xz) \mid_A^* (p, z)$ und $(q_0, yz) \mid_A^* (p, z)$ für alle $z \in \Sigma^*$.

Wenn $r = \hat{\delta}_A(p, z)$ ist, dann ist die Berechnung von A auf xz und yz :

$(q_0, xz) \mid_A^* (p, z) \mid_A^* (r, \lambda)$ und $(q_0, yz) \mid_A^* (p, z) \mid_A^* (r, \lambda)$.

Wenn $r \in F$, dann sind beide Wörter xz und yz in $L(A)$. Falls $r \notin F$, dann sind $xz, yz \notin L(A)$. ■

Lemma 3.4: Pumping-Lemma

Sei L regulär. Dann existiert eine Konstante $n_0 \in \mathbb{N}$, so dass sich jedes Wort $w \in \Sigma^*$ mit $|w| \geq n_0$ in drei Teile y, x und z zerlegen lässt, das heisst $w = yxz$, wobei

- (i) $|yx| \leq n_0$,
- (ii) $|x| \geq 1$ und
- (iii) entweder $\{yx^k z \mid k \in \mathbb{N}\} \subseteq L$ oder $\{yx^k z \mid k \in \mathbb{N}\} \cap L = \emptyset$.

Beweis:

Sei $L \in \Sigma^*$ regulär. Dann existiert ein EA $A = (Q, \Sigma, \delta_A, q_0, F)$, so dass $L(A) = L$.

Sei $n_0 = |Q|$ und $w \in \Sigma^*$ mit $|w| \geq n_0$. Dann ist $w = w_1 w_2 \dots w_{n_0} u$, wobei $w_i \in \Sigma$ für $i = 1, \dots, n_0$ und $u \in \Sigma^*$. Betrachten wir die Berechnung auf $w_1 w_2 \dots w_{n_0}$:

$$(q_0, w_1 w_2 w_3 \dots w_{n_0}) \mid_A (q_1, w_2 w_3 \dots w_{n_0}) \mid_A (q_2, w_3 \dots w_{n_0}) \mid_A \dots \mid_A (q_{n_0-1}, w_{n_0}) \mid_A (q_{n_0}, \lambda)$$

In dieser Berechnung kommen $n_0 + 1$ Zustände q_0, q_1, \dots, q_{n_0} vor. Da $|Q| = n_0$, existieren $i, j \in \{0, 1, \dots, n_0\}, i < j$, so dass $q_i = q_j$. Daher haben wir in der Berechnung die Konfigurationen

$$(q_0, w_1 w_2 w_3 \dots w_{n_0}) \mid_A^* (q_i, w_{i+1} w_{i+2} \dots w_{n_0}) \mid_A^* (q_i, w_{j+1} \dots w_{n_0}) \mid_A^* (q_{n_0}, \lambda)$$

Dies impliziert

$$(q_i, w_{i+1} w_{i+2} \dots w_j) \mid_A^* (q_i, \lambda) \quad (1)$$

Wir setzen nun $y = w_1 \dots w_i$, $x = w_{i+1} \dots w_j$ und $z = w_{j+1} \dots w_{n_0} u$, so dass $w = yxz$.

Wir überprüfen nun die Eigenschaften (i), (ii) und (iii):

- (i) $yx = w_1 \dots w_i w_{i+1} \dots w_j$ und daher $|yx| = j \leq n_0$.

(ii) Da $|x| \geq j - i$ und $i < j$, ist $|x| \geq 1$.

(iii) (1) impliziert $(q_i, x^k) \stackrel{*}{\mid}_A (q_i, \lambda)$ für alle $k \in \mathbb{N}$. Folglich gilt für alle $k \in \mathbb{N}$:

$$(q_0, yx^kz) \stackrel{*}{\mid}_A (q_i, x^kz) \stackrel{*}{\mid}_A (q_i, z) \stackrel{*}{\mid}_A (\hat{\delta}_A(q_i, z), \lambda)$$

Wir sehen, dass für alle $k \in \mathbb{N}$ die Berechnungen im gleichen Zustand $q_{end} = \hat{\delta}_A(q_i, z)$ enden. Falls also $q_{end} \in F$, akzeptiert A alle Wörter aus $\{yx^kz \mid k \in \mathbb{N}\}$. Falls $q_{end} \notin F$, dann akzeptiert A kein Wort aus $\{yx^kz \mid k \in \mathbb{N}\}$.

■

Lemma 3.6

Sei $L_k = \{x1y \mid x \in (\Sigma_{bool})^*, y \in (\Sigma_{bool})^k\}$.

Für alle $k \in \mathbb{N} \setminus \{0\}$ muss jeder EA, der L_k akzeptiert, mindestens 2^k Zustände haben.

Beweis:

Sei $B_k = (Q_k, \Sigma_{bool}, \delta_k, q_{0k}, F_k)$ ein EA mit $L(B_k) = L_k$.

Nach **Lemma 3.3** gilt für $x, y \in (\Sigma_{bool})^*$:

Wenn $\hat{\delta}_k(q_{0k}, x) = \hat{\delta}_k(q_{0k}, y)$, dann gilt für alle $z \in (\Sigma_{bool})^*$:

$$xz \in L(B_k) \iff yz \in L(B_k)$$

Die Idee des Beweises ist es, eine Menge S_k von Wörtern zu finden, so dass für keine zwei unterschiedlichen Wörter $x, y \in S_k$ die Gleichung $\hat{\delta}_k(q_{0k}, x) = \hat{\delta}_k(q_{0k}, y)$ gelten darf. Dann müsste B_k mindestens $|S_k|$ viele Zustände haben.

Wir wählen $S_k = (\Sigma_{bool})^k$ und zeigen, dass $\hat{\delta}_k(q_{0k}, q)$ paarweise unterschiedliche Zustände für alle $u \in S_k$ sind.

Wir beweisen dies per Widerspruch.

Seien $x = x_1x_2\dots x_k$ und $y = y_1y_2\dots y_k$ für $x_i, y_i \in \Sigma_{bool}, i \in \{1, \dots, k\}$ zwei unterschiedliche Wörter aus S_k .

Nehmen wir zum Widerspruch an, dass $\hat{\delta}_k(q_{0k}, x) = \hat{\delta}_k(q_{0k}, y)$.

Weil $x \neq y$, existiert ein $j \in \{1, \dots, k\}$, so dass $x_j \neq y_j$. O.B.d.A. setzen wir $x_j = 1$ und $y_j = 0$. Betrachten wir nun $z = 0^{j-1}$. Dann ist

$$xz = x_1\dots x_{j-1}1x_{j+1}\dots x_k0^{j-1} \text{ und } yz = y_1\dots y_{j-1}0y_{j+1}\dots y_k0^{j-1}$$

und daher $xz \in L_k$ und $yz \notin L_k$. Dies ist ein Widerspruch! Folglich gilt $\hat{\delta}_k(q_{0k}, x) \neq \hat{\delta}_k(q_{0k}, y)$ für alle paarweise unterschiedliche $x, y \in S_k = (\Sigma_{bool})^k$.

Daher hat B_k mindestens $|S_k| = 2^k$ viele Zustände.

■

Kapitel 4

Lemma 4.2

Für jede Mehrband-TM A existiert eine zu A äquivalente TM B .

Beweis:

Sei A eine k -Band-Turingmaschine für ein $k \in \mathbb{N} \setminus \{0\}$. Wir konstruieren eine TM B , die Schritt für Schritt A simuliert.

B speichert die Inhalte aller $k + 1$ Bänder von A auf ihrem einzigen Band. Anschaulich gesprochen ist jedes Feld auf dem Band von B ein $2(k + 1)$ -Tupel und jedes Element dieses Tupels ist auf einer Spur. Sei Γ_A das Arbeitsalphabet von A . Dann gilt

$$\Gamma_B = (\Sigma_A \cup \{\$, \$, \downarrow\}) \times \{\downarrow, \uparrow\} \times (\Gamma_A \times \{\downarrow, \uparrow\})^k \cup \Sigma_A \cup \{\$, \downarrow\}$$

Für ein Symbol $\alpha = (a_0, a_1, a_2, \dots, a_{2k+1}) \in \Gamma_B$ sagen wir, dass a_i auf der i -ten Spur liegt. Daher bestimmen die i -ten Elemente der Symbole auf dem Band von B den Inhalt der i -ten Spur. Eine Konfiguration $(q, w, i, x_1, i_1, x_2, i_2, \dots, x_k, i_k)$ von A ist dann in B wie folgt gespeichert.

- Der Zustand q ist in der endlichen Kontrolle von B gespeichert.
- Die 0-te Spur des Bandes von B enthält die $\$w\$$ (i.e. den Inhalt des Eingabebandes von A)
- Für alle $i \in \{1, \dots, k\}$ enthält die $(2i)$ -te Spur des Bandes von B den Inhalt vom i -ten Band von A (i.e. $\$x_i\$$).
- Für alle $i \in \{1, \dots, k\}$ bestimmt die $(2i + 1)$ -te Spur des Bandes von B mit dem Symbol \uparrow die Position des Kopfes auf dem i -ten Arbeitsband von A .

Ein Schritt von A kann jetzt durch folgende Prozedur von B simuliert werden:

1. B liest einmal den Inhalt ihres Bandes von links nach rechts, bis sie alle $k + 1$ Kopfpositionen von A gefunden hat, und speichert dabei in ihrem Zustand die $k + 1$ Symbole, die an diesen Positionen stehen. (Dies kann ohne weiteres in der Zustandsmenge abgespeichert werden, da k fix ist, folglich ist dann Γ_A^k auch endlich)
2. Nach der ersten Phase kennt B das ganze Argument (der Zustand von A ist im Zustand von B gespeichert) der Transitionsfunktion von A und kann also die entsprechenden Aktionen (Köpfe bewegen, Ersetzen von Symbolen) von A bestimmen. Diese Änderungen führt B in einem Lauf über ihr Band von rechts nach links durch.

■

Kapitel 5

Satz 5.4

$\mathcal{P}((\Sigma_{bool})^*)$ ist nicht abzählbar.

Beweis:

Wir definieren eine injektive Funktion von $f: [0, 1] \rightarrow \mathcal{P}((\Sigma_{bool})^*)$ und beweisen so $|\mathcal{P}((\Sigma_{bool})^*)| \geq |[0, 1]|$.

Sei $a \in [0, 1]$ beliebig. Wir können a wie folgt binär darstellen: $\text{Nummer}(a) = 0.a_1a_2a_3a_4\dots$ mit $a = \sum_{i=1}^{\infty} a_i \cdot 2^{-i}$. Hier ist zu beachten, dass wir für eine Zahl a immer die lexikographisch letzte Darstellung. Dies tun wir, weil eine reelle Zahl 2 verschiedene Binärdarstellungen haben kann. Beispiel: $\frac{1}{2} = 0.1\bar{0} = 0.0\bar{1}$.

Für jedes a definieren wir:

$$f(a) = \{a_1, a_2a_3, a_4a_5a_6, \dots, a_{\binom{n}{2}+1}a_{\binom{n}{2}+2}\dots a_{\binom{n+1}{2}}, \dots\}$$

Da $f(a) \subseteq (\Sigma_{bool})^*$ gilt $f(a) \in \mathcal{P}((\Sigma_{bool})^*)$.

Wir haben für alle $n \in \mathbb{N} \setminus \{0\}$, dass $f(a)$ **genau** ein Wort dieser Länge enthält. Nun können wir daraus folgendes schliessen:

Weil die Binärdarstellung zweier unterschiedlichen reellen Zahlen an mindestens einer Stelle unterschiedlich ist, gilt $b \neq c \implies f(b) \neq f(c), \forall b, c \in [0, 1]$.

Folglich ist f injektiv und wir haben $|\mathcal{P}((\Sigma_{bool})^*)| \geq |[0, 1]|$.

Da $[0, 1]$ nicht abzählbar ist, folgt daraus:

$\mathcal{P}((\Sigma_{bool})^*)$ ist nicht abzählbar.

■

Satz 5.5

$L_{\text{diag}} \notin \mathcal{L}_{\text{RE}}$.

Beweis:

Wir haben

$$L_{\text{diag}} = \{w \mid w = w_i \text{ und } M_i \text{ akzeptiert } w_i \text{ nicht für ein } i \in \mathbb{N} \setminus \{0\}\}$$

Widerspruchsbeweis:

Sei $L_{\text{diag}} \in \mathcal{L}_{\text{RE}}$. Dann existiert eine TM M , so dass $L(M) = L_{\text{diag}}$. Da diese TM eine TM in der Nummerierung aller TM ist, existiert ein $i \in \mathbb{N}$, so dass $M_i = M$.

Wir betrachten nun das Wort w_i für diese $i \in \mathbb{N}$. Per Definition von L_{diag} , gilt:

$$w_i \in L_{\text{diag}} \iff w_i \notin L(M_i)$$

Da aber $L(M_i) = L_{\text{diag}}$, haben wir folgenden Widerspruch:

$$w_i \in L_{\text{diag}} \iff w_i \notin L_{\text{diag}}$$

Folglich gilt $L_{\text{diag}} \notin \mathcal{L}_{\text{RE}}$. ■

Lemma 5.4

Sei Σ ein Alphabet. Für jede Sprache $L \subseteq \Sigma^*$ gilt:

$$L \leq_R L^c \text{ und } L^c \leq_R L$$

Beweis: Es reicht $L^c \leq_R L$ zu zeigen, da $(L^c)^c = L$ und somit dann $(L^c)^c = L \leq_R L^c$.

Sei M' ein Algorithmus für L , der immer hält ($L \in \mathcal{L}_R$). Dann beschreiben wir einen Algorithmus B , der L^c entscheidet.

B übernimmt die Eingaben und gibt sie an M' weiter und invertiert dann die Entscheidung von M' . Weil M' immer hält, hält auch B immer und wir haben offensichtlich $L(B) = L$. ■

Korollar 5.2 (bzw. Anwendung von Lemma 5.4)

$$(L_{\text{diag}})^c \notin \mathcal{L}_R.$$

Beweis:

Aus Lemma 5.4 haben wir $L_{\text{diag}} \leq_R (L_{\text{diag}})^c$. Daraus folgt $L_{\text{diag}} \notin \mathcal{L}_R \implies (L_{\text{diag}})^c \notin \mathcal{L}_R$. Da $L_{\text{diag}} \notin \mathcal{L}_{\text{RE}}$ gilt auch $L_{\text{diag}} \notin \mathcal{L}_R$.

Folglich gilt $(L_{\text{diag}})^c \notin \mathcal{L}_R$. ■

Lemma 5.8

$$L_{H,\lambda} \notin \mathcal{L}_R.$$

Beweis:

Wir zeigen $L_H \leq_{\text{EE}} L_{H,\lambda}$. Wir beschreiben einen Algorithmus B , so dass $x \in L_H \iff B(x) \in L_{H,\lambda}$.

Für jede Eingabe arbeitet B wie folgt:

- Falls x von der falschen Form, dann $B(x) = M_{inf}$, wobei M_{inf} unabhängig von der Eingabe immer unendlich läuft.
- Sonst $x = \text{Kod}(M)\#w$: Dann $B(x) = M'$, wobei M' die Eingabe ignoriert und immer M auf w simuliert.

Wir sehen, dass M' genau dann auf λ hält, wenn $x \in L_H$.

Daraus folgt $x \in L_H \iff B(x) \in L_{H,\lambda}$.

■

Kapitel 6

Lemma 6.1

Sei k eine positive ganze Zahl. Für jede k -Band Turingmaschine A , die immer hält, existiert eine äquivalente 1-Band-TM B , so dass

$$\text{Space}_B(n) \leq \text{Space}_A(n)$$

Beweisskizze:

Gleiche Konstruktion wie in Lemma 4.2. Wir können leicht sehen, dass B genau so viele Felder braucht, wie A .

Lemma 6.2

Zu jeder MTM A existiert eine äquivalente MTM B mit

$$\text{Space}_B(n) \leq \frac{\text{Space}_A(n)}{2} + 2$$

Beweisskizze:

Wir fassen jeweils 2 Felder von A zu einem Feld in B zusammen. $\Gamma_B = \Gamma_A \times \Gamma_A$. Wir addieren 1 für das \dagger am linken Rand und 1 für das Aufrunden im Fall von ungerader Länge.

Lemma 6.3

$$\text{TIME}(t) \subseteq \text{SPACE}(t)$$

Beweisskizze: In t Schritten sind höchstens t Felder beschreibbar.

Lemma 6.4

Sei S platzkonstruierbar. Für jede MTM M , für welche $\text{Space}_M(w) \leq s(|w|)$ nur für alle $w \in L(M)$ erfüllt, existiert eine äquivalente MTM M' , welche dies für alle $w \in \Sigma^*$ erfüllt.

Beweisskizze: Erzeuge für jede Eingabe $x \in \Sigma^*$ zuerst $0^{s(|x|)}$ auf einem zusätzlichen Band und nutze das als Platzüberwachung. Wenn M' diesen Platz überschreiten will, wird die Simulation unterbrochen und die Eingabe verworfen.

Lemma 6.5

Sei t zeitkonstruierbar. Zu jeder MTM, welche $\text{Time}_M(w) \leq t(|w|)$ nur für alle $w \in L(M)$ erfüllt, existiert eine äquivalente MTM M' , welche zumindest $\text{Time}_{M'}(w) \leq 2t(|w|) \in \mathcal{O}(t(|w|))$ für alle $w \in \Sigma^*$ erfüllt.

Beweisskizze: Schreibe für jede Eingabe $x \in \Sigma^*$ $0^{t(|x|)}$ auf ein zusätzliches Arbeitsband und nutze dies zur Zeitählung. Wenn M' mehr Schritte machen will, wird die Simulation abgebrochen und die Eingabe verworfen.

Satz 6.2

Für jede Funktion s mit $s(n) \geq \log_2(n)$ gilt:

$$\mathbf{SPACE}(s(n)) \subseteq \bigcup_{c \in \mathbb{N}} \mathbf{TIME}(c^{s(n)})$$

Beweis:

Sei $L \in \mathbf{SPACE}(s(n))$. Nach Lemma 6.1 existiert eine 1-Band-TM $M = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, q_{\text{accept}}, q_{\text{reject}})$, die **immer hält**, so dass $L = L(M)$ und $\text{Space}_M(n) \leq d \cdot s(n)$ für $d \in \mathbb{N}$ gelten. Für jede Konfiguration $C = (q, w, i, x, j)$ von M definieren wir die **innere Konfiguration von C** als

$$\text{In}(C) = (q, i, x, j).$$

Die innere Konfiguration enthält das Eingabewort w nicht, da dies sich während einer Berechnung nicht ändert.

Wir betrachten die Menge aller inneren Konfigurationen, dass bei einer **deterministischen** TM jede Berechnung $D = C_1, C_2, C_3, \dots$ von M auf einem Wort w mit $|w| = n$, die länger als

5 EE-Reduktionen und R-Reduktionen – Komplexitätsbeweise

Mit Inspiration von der Zsf. von Fabian Frei

Generelle Bemerkungen:

- L rekursiv (entscheidbar) $\iff L \in \mathcal{L}_R$
- L rekursiv aufzählbar $\iff L \in \mathcal{L}_{RE}$
- "Algorithmus" ist ein anderes Wort für eine Turingmaschine, die **immer** terminiert.

5.1 $L \in \mathcal{L}_R$

Wir kennen zwei Methoden um dies zu beweisen:

- Wir finden eine Sprache $L' \in \mathcal{L}_R$ und zeigen $L \leq_R L'$. (Meistens ein wenig umständlich)
- Direkter Beweis: Eine TM (bzw. ein Algorithmus) A beschreiben, so dass $L(A) = L$ und A immer terminiert.

5.2 $L \notin \mathcal{L}_R$

Wir kennen hier auch 3 Arten:

- Folgt sofort aus $L \notin \mathcal{L}_{RE}$, da $\mathcal{L}_R \subset \mathcal{L}_{RE}$.
- Wir wählen eine Sprache L' , so dass $L' \notin \mathcal{L}_R$ und beweisen $L' \leq_{R/EE} L$.
Geeignete Sprachen als L' sind: $L_{empty}^C, L_{diag}^C, L_H, L_U, L_{H,\lambda}$. (Alle im Buch bewiesen)
- Satz von Rice

Für den **Satz von Rice**:

- Wir können mit diesem Satz nur $L \notin \mathcal{L}_R$ beweisen!
- Wir haben folgende Bedingungen:
 1. $L \subseteq \text{KodTM}$
 2. $\exists \text{ TM } M: \text{Kod}(M) \in L$
 3. $\exists \text{ TM } M: \text{Kod}(M) \notin L$
 4. $\forall \text{ TM } M_1, M_2: L(M_1) = L(M_2) \implies (\text{Kod}(M_1) \in L \iff \text{Kod}(M_2) \in L)$

Für den letzten Punkt (4) muss man überprüfen, ob in der Definition von $L = \{\text{Kod}(M) \mid M \text{ ist TM und } \dots\}$ überall nur $L(M)$ vorkommt und nirgends M direkt. Beziehungsweise reicht es, wenn man die Bedingung so umschreiben kann, dass sie nur noch durch $L(M)$ beschrieben ist.

5.3 $L \in \mathcal{L}_{\text{RE}}$

Wir beschreiben eine TM M mit $L(M) = L$, die nicht immer halten muss.

Meistens muss die TM eine Eigenschaft, für alle möglichen Wörter prüfen. (Bsp: $\text{Kod}(M_1) \in L_H^c$: Wir gehen alle Wörter durch, um dasjenige zu finden, für das M_1 hält.)

Wir verwenden oft einen von den folgenden 2 Tricks, um dies zu tun:

- Da es für jede NTM M' , eine TM M gibt, so dass $L(M') = L(M)$, können wir eine solche definieren, für die $L(M') = L$ gilt.
- Die andere Variante, ist die parallele Simulation von Wörtern, bei dem man das Diagonalisierungsverfahren aus dem Buch verwendet. (Bsp: Beweis $L_{\text{empty}} \in \mathcal{L}_{\text{RE}}$, S. 156 Buch)

5.4 $L \notin \mathcal{L}_{\text{RE}}$

Hier haben wir 2 mögliche (offizielle) Methoden:

- Diagonalisierungsargument mit Widerspruch, wie beim Beweis von $L_{\text{diag}} \notin \mathcal{L}_{\text{RE}}$.
- Widerspruchsbeweis mit der Aussage $L \in \mathcal{L}_{\text{RE}} \wedge L^c \in \mathcal{L}_{\text{RE}} \implies L \in \mathcal{L}_R$.

Inoffiziell könnten wir auch die EE-Reduktion verwenden, wird aber weder in der Vorlesung noch im Buch erwähnt.

5.5 EE- und R-Reduktionen: Tipps und Tricks

- Die vorgeschaltete TM A muss immer terminieren! I.e. sie muss ein Algorithmus sein.
- Die Eingabe sollte immer zuerst auf die Richtige Form überprüft werden!
Auch im Korrektheitsbeweis, sollte dieser Fall als erstes abgehandelt werden.
- Für Korrektheit müssen wir immer $x \in L_1 \iff A(x) \in L_2$ beweisen.
- Wir verwenden meistens folgende 2 Tricks:
 1. Transitionen nach q_{accept} oder q_{reject} umleiten nach $q_{\text{reject}}/q_{\text{accept}}$ oder einer **Endlosschleife**.
 2. TM M' konstruieren, die ihre Eingabe ignoriert und immer dasselbe tut (z.B. eine TM dessen Kodierung gegeben ist, auf ein fixes Wort simulieren).
- Die Kodierung einer TM generieren, dessen Sprache gewisse Eigenschaften hat (z.B. sie akzeptiert alle Eingaben, läuft immer unendlich etc.)

6 Polynomialzeitreduktionen

Typische Aufgabe: L ist NP-Vollständig. Dann müssen wir (i) L in NP und (ii) L ist NP-schwer zeigen.

- (i) Wir beschreiben eine NTM M , so dass $L(M) = L$. M errät (nichtdeterministisch) ein Zertifikat und verifiziert dies (deterministisch) in Polynomialzeit. M akzeptiert, wenn die Verifikation erfolgreich ist.
 M akzeptiert $\iff M$ hat eine akzeptierende Berechnung

- (ii) • Wir nehmen eine Sprache L' die NP-Schwer ist und zeigen $L' \leq_p L$.

Beweisidee:

Wir zeigen eine Reduktion indem wir einen Polynomialzeit Algorithmus A beschreiben, so dass $x \in L \iff A(x) \in L'$. Wir müssen also folgende 2 Punkte für A beweisen:

- $x \in L \iff A(x) \in L'$ (meist recht komplex, beide Richtungen einzeln beweisen)
- A läuft in Polynomialzeit (meist trivial, es reicht eine High-Level Begründung zu geben)
- Wir könnten es auch direkt beweisen(wie Beweis vom Satz von Cook). Dies ist aber meist zu komplex.

7 Grammatiken

Beispiel 10.6

Sei $L = \{a^n b^n c^n \mid n \in \mathbb{N}\}$

Beweis durch Widerspruch:

Sei L kontextfrei. Dann gilt das Pumping Lemma für kontextfreie Sprachen.

Sei n_L die Konstante aus dem Pumping Lemma.

Dann wählen wir $z = a^{n_L} b^{n_L} c^{n_L}$, $|z| \geq n_L$, $z \in L$.

Dann gilt für jede Partition $z = uvwxy$ mit (i) $|vx| \geq 1$ und (ii) $|vwx| \leq n_L$, auch (iii) $\{uv^iwx^iy \mid i \in \mathbb{N}\}$.